

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 11-317754

(43)Date of publication of application : 16.11.1999

(51)Int.Cl. H04L 12/28
H04Q 3/00

(21)Application number : 11-034844

(71)Applicant : NEC CORP

(22)Date of filing : 12.02.1999

(72)Inventor : SHUBIL BIZUWAZ
RAUFU IZUMEIROFU
BASKER SENGUPTA

(30)Priority

Priority number : 98 74543
98 98347

Priority date : 12.02.1998
17.06.1998

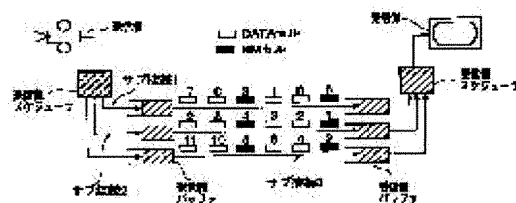
Priority country : US
US

(54) CONNECTION DIVIDING METHOD, SCHEDULING METHOD, TRANSFERRING METHOD AND NETWORK SYSTEM

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To reduce calling blocking by dividing a single ATM connection to plural sub-connections and independently routing each of sub connections then so as to carefully design division so as to maintain the probability of a cell delivered out of order.

SOLUTION: A transmission side scheduler sends an ATM/RM cell 0 through a sub-connection 1 to start cell device patching. Then, before switching to a sub-connection 2, two ATM data cells are transmitted. Next, an ATM/RM cell 1 is sent through the sub-connection 2 and two ATM data cells follow it. Similarly, before sending a next ATM/RM cell, transmission is switched to the other sub-connection. This process continues and the transmission side scheduler exchanges all the usable sub-connections with each other. In a receiving side scheduling, all of the receiving side buffers are scanned first to select a buffer with a cell of the smallest number.



(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平11-317754

(43) 公開日 平成11年(1999)11月16日

(51) Int.Cl.⁶

識別記号

F I

H 0 4 L 12/28

H 0 4 L 11/20

G

H 0 4 Q 3/00

H 0 4 Q 3/00

審査請求 有 請求項の数15 O L (全 18 頁)

(21) 出願番号 特願平11-34844

(22) 出願日 平成11年(1999) 2月12日

(31) 優先権主張番号 60/074543

(32) 優先日 1998年2月12日

(33) 優先権主張国 米国 (US)

(31) 優先権主張番号 09/098347

(32) 優先日 1998年6月17日

(33) 優先権主張国 米国 (US)

(71) 出願人 000004237

日本電気株式会社

東京都港区芝五丁目7番1号

(72) 発明者 シュビル ビズワズ

アメリカ合衆国, ニュージャージー

08540, プリンストン, 4 インディペン

デンス ウェイ, エヌ・イー・シー・ユ

ー・エス・エー・インク内

(74) 代理人 弁理士 後藤 洋介 (外1名)

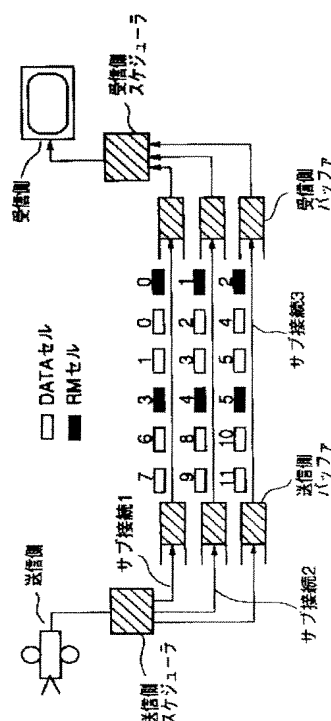
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 接続分割方法、スケジューリング方法、転送方法及びネットワークシステム

(57) 【要約】

【課題】 ATMネットワークに対して、呼ブロッキングを減少し、少ない帯域幅の断片化を提供するように、接続分割を使用させること。

【解決手段】 ATM呼ブロッキングを減少するための技術は、広帯域接続を多数の低帯域幅のサブ接続に分割し、それらをネットワークを通して独立に送るために提供される。分解されたネットワーク帯域幅は、従来のルーティングによって別な方法でブロック化された呼をサポートするために使用される。分割スケジューリング・アルゴリズム用の詳細なセルレベル設計が提供される。ネットワーク内での任意のプロトコル変化を必要としない分割を実行するためのシステムが提供される。そのようなシステムは、末端局内でのみ制御プラン・プロトコルを変更する。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 送信側と受信側との間の A T M 接続を複数のサブ接続に分割する接続分割方法であって、端末のアプリケーションからのデータ・メッセージは A T M データセルを有し、前記 A T M データセルは前記複数のサブ接続の 1 つ以上を使用して伝送され、A T M ネットワーク内のメッセージを、前記 A T M ネットワーク内の呼ブロッキングが減少するように、A T M 接続を複数のサブ接続に分割することを特徴とする接続分割方法。

【請求項 2】 A T M 資源管理 (R M) セルが前記 A T M データセルのフローに付加され、前記 A T M 資源管理 (R M) セルは前記 A T M データセルの順序付けられた配送のために使用されることを特徴とする請求項 1 に記載の接続分割方法。

【請求項 3】 呼ブロッキングを減少するために A T M ネットワーク内の送信側をスケジューリングする方法であって、

- a) 予め定められた分割の程度を選択し、
- b) フロー配分を選択し、
- c) U P C (Usage Parameter Control) 仕様を選択し、
- d) A T M ・ R M セルの周期数 N_{rm} の値を選択し、
- e) 新しいサブ接続を選択して、A T M ・ R M 順序カウンタを零に設定し、
- f) A T M ・ R M セルを送出して、前記 A T M ・ R M 順序カウンタを 1 だけ増加し、
- g) ステップ e で選択したサブ接続を通して N_{rm} 数の A T M データセルを送出し、
- h) フロー配分仕様をチェックし、
- i) サブ接続を切り換えるべきかを決定し、
- j) もしサブ接続がステップ i において切り換えられるべきでないなら、ステップ f ~ i を繰り返す、
- k) もしサブ接続がステップ i において切り換えられるべきなら、ステップ e ~ j を繰り返すステップを有するスケジューリング方法。

【請求項 4】 呼ブロッキングを減少するために A T M ネットワーク内の受信側をスケジューリングする方法であって、

- a) 予め定められた分割の程度を選択し、
- b) フロー配分を選択し、
- c) U P C (Usage Parameter Control) 仕様を選択し、
- d) A T M ・ R M セルの周期数 N_{rm} の値を選択し、
- e) 対応する受信側バッファ内に各サブ接続のための A T M データセルを待ち行列に入れ、
- f) 期待 R M (E R M) の値を零に設定し、
- g) 受信側バッファの全てを走査して、その前に最も小さい一連番号の付けられた A T M ・ R M セルを持つバッファを選択し、
- h) もしステップ g において選択された A T M ・ R M セルが E R M の値より小さいなら、次の A T M ・ R M セルまで全ての A T M データセルを落し、

もしステップ g において選択された A T M ・ R M セルが E R M の値以上であるなら、ステップ e の受信側バッファ内の使用可能な A T M データセルをクロックアウトし、

- j) E R M の値をステップ g において選択された A T M ・ R M セルの一連番号より大きいものに更新し、
- k) ステップ i の使用可能なセルを送出し、
- l) 全ての受信側バッファに対してステップ f ~ k を繰り返すステップを有するスケジューリング方法。

【請求項 5】 もし受信側バッファ内の 2 つの残存する A T M ・ R M セルの範囲内に N_{rm} 又はそれより少ない数のセルがあるときだけ、セルは前記ステップ i においてクロックアウトされ、さもなければ、前記セルは落とされる、請求項 4 に記載のスケジューリング方法。

【請求項 6】 前記受信側スケジューリングは、全ての受信側バッファが少なくとも 2 つの A T M ・ R M セルで満たされた後にのみ開始される、請求項 4 に記載のスケジューリング方法。

【請求項 7】 N_{rm} はアプリケーションのバースト許容限界に基づいて選択される、請求項 3 に記載のスケジューリング方法。

【請求項 8】 N_{rm} は少なくとも 3 2 である、請求項 3 に記載のスケジューリング方法。

【請求項 9】 P N N I (Private Network to Network Interface) プロトコルが、メッセージを転送するためのスプリット・サブ接続をセットアップするために使用される、請求項 1 に記載の接続分割方法。

【請求項 10】 前記サブ接続は、P N N I を使用するルーティングの前にセットアップされる、請求項 9 に記載の接続分割方法。

【請求項 11】 前記サブ接続は、P N N I を使用するルーティングの後にセットアップされる、請求項 9 に記載の接続分割方法。

【請求項 12】 P N N I (Private Network to Network Interface) プロトコルを使用してメッセージを転送する方法であって、

- a) 到着した呼を、もし該呼が予め定められた閾値より高い帯域幅を必要とするなら、予め定められた数のサブ呼に分割し、
- b) 前記サブ呼の各々に対して P N N I ルーティング決定をし、
- c) もし前記到着した呼がステップ a において分割されないなら、前記到着した呼に対して P N N I ルーティング決定をし、
- d) もしステップ b およびステップ c においてルーティングされた前記到着した呼および前記サブ呼が受け入れ可能でないなら、前記到着した呼をブロックし、
- e) もしステップ b およびステップ c においてルーティ

ングされた前記到着した呼および前記サブ呼が受け入れ可能であるなら、前記セルを受付けるステップを有する転送方法。

【請求項 1 3】 P N N I (Private Network to Network Interface) プロトコルを使用してメッセージを転送する方法であって、

- a) 到着した呼に対して P N N I ルーティング決定をし、
- b) もし前記到着した呼が受け入れ可能であるなら、前記到着した呼を受付け、
- c) もし前記到着した呼がステップ b) において受け入れ可能でなく、かつ、もし到着した呼が予め定められた閾値より高い帯域幅を必要とするなら、前記到着した呼を予め定められた数のサブ呼に分割し、
- d) ステップ c) の前記サブ呼の各々に対して P N N I ルーティング決定をし、
- e) もしステップ d) においてルーティングされたステップ c) の前記サブ呼が受け入れ可能でないなら、前記到着した呼をブロックし、
- f) もしステップ d) においてルーティングされたステップ c) の前記サブ呼が受け入れ可能であるなら、前記到着した呼を受付けるステップを有する転送方法。

【請求項 1 4】 A T M を使用してメッセージを転送するための接続・分割ネットワークシステムにおいて、

送信側と、
受信側と、
送信側スケジューラと、
受信側スケジューラとを有し、
前記送信側からの接続はスプリッタ信号モジュールによって多数のサブ接続に分割され、
多数のサブ接続は前記送信側と前記受信側との間に確立され、
前記メッセージは A T M データセルに区分され、前記 A T M データセルは前記送信側スケジューラによって多数のサブ接続に送られ、
前記受信側スケジューラは前記受信側で前記メッセージを再アセンブルすることを特徴とするネットワークシステム。

【請求項 1 5】 前記送信側スケジューラと前記受信側スケジューラの各々はスプリット・サブレイヤに置かれ、前記スプリット・サブレイヤは従来の A T M レイヤの上に置かれる接続分割 A T M アダプテーションレイヤ (A A L) の部分であり、前記スプリット・サブレイヤはバッファを有し、前記接続分割 A A L は本来の A A L レイヤと前記スプリット・サブレイヤとを有する、請求項 1 4 に記載のネットワークシステム。

【発明の詳細な説明】

【0 0 0 1】

【発明の属する技術分野】本発明は、呼ブロッキングを減少し、ネットワークをより良く利用するために、A T

M 接続を多数のサブ接続に分割することに関する。特に、本発明は、ネットワーク A T M 接続を分割し、メッセージをそれらのサブ接続を通して送るためのシステムおよび方法に関する。本発明は、接続分割を使用するネットワーク・システムおよびサブ接続を通して送る前に入力 A T M セル・フローを分割するための方法に具現化される。

【0 0 0 2】

【従来の技術】現代のネットワーキング・サービスは、2 つの機能上の直交技術、すなわち、コネクション・レス・プロトコルとコネクション・オリエンテッド・プロトコルとに分類される。コネクション・レス・プロトコルのカテゴリーにおいて、インターネット・プロトコル (I P) は現在の市場で優位を占め続けている。I P の主な利点は、データ転送におけるその短い初期待ち時間と、パケット・レベル・ルーティングを通して達成される微細粒子 (fine-grain) ネットワーク負荷バランスにおけるその可能性にある。

【0 0 0 3】他方、A T M のようなコネクション・オリエンテッド・プロトコルは、端末のアプリケーションのためのネットワーク資源を確保する自然な方法を提供する呼レベル・ルーティングを実行する。しかしながら、A T M は、その呼レベル・ルーティングによって引き起こされる帯域幅断片化に対して余り制御しない。

【0 0 0 4】帯域幅断片化は、接続が、使用されない帯域幅を休ませたままにするリンク帯域幅の一部を占めたとき起こる。そのような使用されない帯域幅は、それが新しい接続に対して十分でないときにばらばらにされる。それゆえに、その固有の資源予約とサービス品質 (Q o S) の特徴を維持したまま、よりバランスのとれた負荷と改良したブロッキング性能を持つ A T M ネットワークを持つことが望まれる。

【0 0 0 5】本発明による接続分割は、公衆交換ディジタル網 (P S D N) において使用される、逆多重化 (Inverse Multiplexing (I M)) の技術を持つある共通のアイディアを共用する。I M は、多数の交換ディジタルチャネルを結合して、単一の広い帯域幅終端間接続を作るための機構である。J. Duncanson, "Inverse Multiplexing", IEEE Communications Magazine, April 1994, pp. 34-41 を参照のこと。A T M 分割と I M の両方とも、多数のサブ接続は、プロトコル動作が開始する前に、セッアップされなければならない。従って、I M の場合において、多数の電話番号がダイヤルされなければならない。また、送信側での分割機構と受信側での結合機構が、両方のアプローチにおいて必要とされる。これらの機能の類似にもかかわらず、両者の実現アプローチはかなり異なる。

【0 0 0 6】I M の場合において、フレーム指示ビットが、受信側でのフレーム配列用の本質的情報である、相互通信路同期のために使用される。加えて、I M 用の標

準“Aggregation of Multiple Independent 56 kbits/s or 64 kbits/s channels into a Synchronized Wideband Connection”は、256オクテットの番号の付けられたフレームを送ることが可能であり、それはセル配列を比較的よりわかりやすくする。ANSI Draft from TIA Committee TR41.4, pp. 3014を参照のこと。

【0007】

【発明が解決しようとする課題】少なくとも次の問題が従来のATMネットワークにおいて存在する。

- ・使用されない帯域幅がネットワーク帯域幅をばらばらの状態にしておく。
- ・ばらばらにされた帯域幅は、貴重なネットワーク資源の浪費をもたらす。

【0008】本発明の目的は、従来のATMネットワークにおける上述した問題を効率のいい方法で解決することにある。特に、本発明の目的は、呼ブロッキングを減少するために接続分割を使用し、より少ない帯域幅断片化を提供するATMネットワークを可能とすることにある。

【0009】従来のATMはセル順序付けに対しての機構を提供しないので、本発明の目的は、一組の分割を設計し、分割によって引き起こされるセルの順序外れ配送を処理するためのスケジューリング・プロトコルを結合することにある。そのような順序外れ配送の理由は、セル損失と、異なったサブ接続を通る変化するセル転送遅延とを含む。もしセルが失われたら、順序外れ配送を完全に避けることはできないことは分かる。それゆえに、本発明の具体的な目的は、順序外れで配送されるセルの確率を許容範囲内に維持するように、慎重に分割を設計し、スケジューリング・アルゴリズムを結合することにある。

【0010】本発明の他の重要な目的は、ネットワークばかりでなく、ユーザをも、接続分割の影響を受けないようにすることにある。そのようなユーザ透過性（transparency）は、現存のアプリケーションと互換性のある分割設計を維持するために必要とされる。ネットワーク透過性は、又、現存するスイッチング装置が、何らかのハードウェア及びソフトウェアの変更なしで、分割を処理することを可能とする。それはまた設計をアーキテクチャ的にオープンにさせ、それゆえ、分割接続上のABR（Available Bit Rate）フロー制御のようなトラフィックコントロール機構の容易な配置を可能とする。

【0011】

【課題を解決するための手段】本発明は、上記目的を達成するために、単一のATM接続を複数のサブ接続に分割し、それからサブ接続の各々を独立にルーティングする技術を提供する。さらにまた、送信側でのATMセルフローは区分けされ、サブ接続を通して送られる。それから、受信側では、サブフローの全てが再び結合されて、もとのセルフローを復元する。

【0012】本発明において、全ての分割関連のデータ平面（data-plane）機能は、送信側および受信側のATMアダプテーションレイヤ（AAL）でカプセル化される。又、信号向上（signaling enhancements）は、正規のATM信号スタックのトップで作動する分離レイヤとして実現される。そしてこれらの向上は末端局でのみ必要とされる。

【0013】本発明は、ネットワーク負荷バランスを改良することによって容量利用を潜在的に高める。その結果、与えられたネットワークに対して、本発明は、もっとユーザトラフィックを容易にし、高い帯域幅接続によって経験される呼ブロッキングを減少する。そのような性能のための要求は、サブ接続がアプリケーションの必要とされるQoSに応じなければならず、それらの集められたUPC（UsageParameter Control）プロファイルが原トラフィック・パラメタと一致すべきであることである。

【0014】本発明は、また、セル順序付けのために新しい型のATM資源管理（ATM・RM）セルを使用する。ATM・RMセルは、本発明の重要な構成要素であり、従来の逆多重化技術とはかなり異なるATM接続分割を実現する。

【0015】特に、本発明の目的を達成するために、ATM接続を分割する方法は、送信側と受信側との間に複数のサブ接続を提供し、端末のアプリケーションからのデータ・メッセージはATMデータセルを有し、前記ATMデータセルは前記複数のサブ接続の1つより多くを使用して伝送され、前記分割はATMネットワーク内のメッセージを前記ATMネットワーク内の呼ブロッキングが減少するように伝送するためになされる。

【0016】さらなる改良は、ATM資源管理（ATM・RM）セルがATMデータセルのフローに付加され、それらは前記ATMデータセルの順序付けられた配送のために使用される方法を含む。

【0017】本発明の他の態様は、ATMネットワーク内の送信側をスケジューリングする方法であって、その方法は、(i) 予め定められた分割の程度、フロー配分、UPC（Usage Parameter Control）仕様、ATM・RMセルの周期数 N_{rm} の値、および新しいサブ接続を選択し；(ii) ATM・RMシーケンスカウンタを零に設定し；(iii) ATM・RMセルを送出して、ATM・RMシーケンスカウンタを1だけ増加し；(iv) 選択したサブ接続を通して N_{rm} 数のATMデータセルを送出し；(v) フロー配分仕様をチェックし；(vi) サブ接続を切り換えるべきかを決定し；(vii) もしサブ接続が切り換えられるべきでないなら、上記ステップ(iii)から(vi)までを繰り返し、(viii) もしサブ接続が切り換えられるべきなら、新しいサブ接続を選択し、上記ステップ(ii)から(vi)までを繰り返す。

【0018】本発明のもっと他の態様は、ATMネット

ワーク内の受信側をスケジューリングする方法であって、その方法は、予め定められた分割の程度、フロー配分を選択し、UPC仕様を選択し、ATM・RMセルの周期数 N_{rm} の値を選択し；対応する受信側バッファ内に各サブ接続のためのATMデータセルを待ち行列に入れ；変動する期待ATM・RM（ERM）の値を零に設定し；受信側バッファの全てを走査して、その前に最も小さい一連番号の付けられたATM・RMセルを持つバッファを選択し；もし選択されたATM・RMセルが変動するERMの値より小さいなら、次のATM・RMセルまで全てのATMデータセルを落し；もし選択されたATM・RMセルが変動するERMの値以上であるなら、受信側バッファ内の使用可能なATMデータセルをクロックし；変動するERMの値を選択されたATM・RMセルの一連番号より大きいものに更新し；使用可能なATMデータセルを送出し；全ての受信側バッファに対して繰り返す。

【0019】さらなる改良は、もし受信側バッファ内の2つの残存するATM・RMセルの範囲内に N_{rm} 又はそれより少ない数のセルがあるときだけ、ATMデータセルはクロックされ、さもなければ、それらは落とされる、前述した方法を含む。

【0020】もっとさらなる改良は、前記受信側スケジューリングは、全ての受信側バッファが少なくとも2つのATM・RMセルで満たされた後にのみ開始される、前述した方法を含む。

【0021】他の改良は、 N_{rm} がアプリケーションのバースト許容限界に基づいて選択される、方法を含む。さらなる改良は N_{rm} が少なくとも32である。

【0022】他の改良は、PNNI（Private Network to Network Interface）プロトコルが、メッセージを転送するためのスプリット・サブ接続をセットアップするために使用される、分割方法を含む。もっとさらなる改良は、サブ接続が、PNNIを使用するルーティングの前にセットアップされる、分割方法を含む。他の改良において、サブ接続は、PNNIを使用するルーティングの後にセットアップされる。

【0023】本発明の他の態様は、PNNIプロトコルを使用してメッセージを転送する方法であって、前記方法は、到着した呼を、もしその呼が予め定められた閾値より高い帯域幅を必要とするなら、予め定められた数のサブ呼に分割し；前記サブ呼の各々に対してPNNIルーティング決定をし；もしそのメッセージが分割されないなら、原呼に対してPNNIルーティング決定をし；もしルーティングされた呼およびサブ呼が受け入れ可能でないなら、呼をブロックし；もしサブ呼が受け入れ可能であるなら、呼を受付ける。

【0024】本発明の他の態様は、PNNIプロトコルを使用してメッセージを転送する方法であって、前記方法は、到着した呼に対してPNNIルーティング決定を

し；もしその呼が受け入れ可能であるなら、セルを受付け；もし呼が受け入れ可能でなく、かつ、予め定められた閾値より高い帯域幅を必要とするなら、到着した呼を予め定められた数のサブ呼に分割し；前記サブ呼の各々に対してPNNIルーティング決定をし；ルーティングされたサブ呼が受け入れ可能でないなら、呼をブロックし；もしサブ呼が受け入れ可能であるなら、呼を受付ける。

【0025】本発明の他の態様は、送信側と、受信側と、送信側スケジューラと、受信側スケジューラとを有する、ATMを使用してメッセージを転送するための接続・分割ネットワークシステムであって、前記送信側からの接続はスプリット信号モジュールによって多数のサブ接続に分割され、多数のサブ接続は前記送信側と前記受信側との間に確立され、前記メッセージはATMデータセルに区分され、前記ATMデータセルは前記送信側スケジューラによって多数のサブ接続に送られ、受信側スケジューラは前記受信側でメッセージを再アセンブルすることを特徴とする。

【0026】さらなる改良は、前記送信側スケジューラと前記受信側スケジューラの各々はスプリット・サブレイヤに置かれ、前記スプリット・サブレイヤは従来のATMレイヤの上に置かれる接続分割ATMアダプテーションレイヤ（AAL）の部分であり、前記スプリット・サブレイヤはバッファを有し、前記接続分割AALは本来のAALレイヤとスプリット・サブレイヤとを有する、ネットワークシステムを含む。

【0027】

【発明の実施の形態】 A 分割アーキテクチャ

接続の分割は、多数の終端間サブ接続をセットアップし、それらのサブ接続の間に原接続のセルフローを分配することによって実行される。分割シナリオを記述する好ましい実施の形態の一例が図1（a）～（c）に図示されている。

【0028】図1（a）は、各リンクが1単位の帯域幅をもつネットワーク形態を示す。次の帯域幅要求を持つ3つの接続があるトラフィックシナリオを考える。接続A→Cは1単位を必要とし、接続A→BおよびA→Cの両方は0.5単位の帯域幅を必要とする。従来のルーティング（図1（b））では、ネットワークは接続A→CとA→B又はA→Dをサポートできるが、両方をサポートできない。この場合において、利用されるホップ帯域幅積が2.5であり、それは4の総ホップ帯域幅積のたった62.5%である。

【0029】次に、接続A→Cが、一方がノードBを通してルートされ、他方がノードDを通してルートされる、2つのサブ接続に分割された、図1（c）の接続・分割シナリオを考える。さて、接続A→BとA→Dの両方は、分割接続A→Cと同時にサポートされる。これは、利用されるホップ帯域幅積を3.0に上げ、それは

従来のルーティングシナリオを20%改良する。この例は、本発明による、慎重な接続分割が与えられたネットワークに対して呼ブロッキングを減少することができることを示している。そのような分割の根本的な原理が、従来のルーティングでセットアップされる接続によってアクセスすることができないバラバラにされたネットワーク帯域幅を使用することである。

【0030】本発明において、接続は常に分割され、引き続いて、末端局でのみ結合され、ネットワーク内では決して結合されない。サブ接続の各々は、また、独立にルーティングされ、ネットワークに対して標準ルーティング・プロトコルを使用することを可能にする。サブ接続が独立にルーティングされるけれども、それらは受信側に行く途中の幾つかのリンクを物理的に共有するかもしれないことに注意されたい。

【0031】A. 1 セル順序付け

接続分割と次のセルスケジューリングは、単一のATM接続内のセルを異なったサブ接続を通して異なったルートをとらせる。これは、サブ接続の変動するパス遅延に加えて、順序外れで送出されるセルを起こさせるものになる。

【0032】接続分割の間中セル順序を維持するために、2つのオプションが考えられる。第1のオプションは、ATM AALレイヤプロトコルの部分を形成するセル毎の順序数を使用する。到来サブフローは受信側でバッファ内に格納される。引き続いて、サブフローはAALレイヤ・セル毎の順序数に従ってスケジュールされ、アセンブルされる。しかしながら、そのようなアプローチには2つの問題がある。第1に、AALプロトコルの全てがセル毎の順序数を提供するわけではなく、有名な例はAAL5である。第2に、順序付けをサポートするものでさえも非常に短い順序数フィールドを使用する。AAL1は、例えば、たった3ビットだけを使用するが、それは、大きいバースト状損失の存在下で頑丈な順序付け機構を提供するためには短すぎる。

【0033】この問題を避けるために、本発明の態様は、特定の型の資源管理(ATM・RM)セルを使用するスケジューリング機構を提供する。周期シーケンサATM・RMセルは、原セルフロー内に点在させられる。そのようなATM・RMセル順序数は、ATMデータセルの規則正しい配送のために受信側で使用される。

【0034】この目的のために、新しい型のATM・RMセルが中間のスイッチで無視され、末端局でのみ解釈されるように規定されている。次の節において、送信側および受信側スケジューリングの詳細な説明をする。

【0035】A. 1. 1 送信側スケジューリング

図2は、ATM・RMセルが N_{rm} ATMデータセル毎に伝送される、送信側スケジューリング技術の使用の好ましい実施の形態を示す。この機構は、スケジューリング・シナリオに図示され、図2に示される。送信側スケジ

ューラは、ATM・RMセル0をサブ接続1を通して送出することによってセル・ディスパッチングを開始する。それは、それから、サブ接続2に切替える前に、2つのATMデータセル($N_{rm}=2$)を伝送する。次に、ATM・RMセル1がサブ接続2を通して送出され、2つのATMデータセルが続く。同様に、伝送が次のATM・RMセルを送る前に、他のサブ接続に切り換えられる。この過程は続き、送信側スケジューラは全ての使用可能なサブ接続の間を交換する。

【0036】この好ましい実施の形態において、ラウンドロビン方式が使用されているけれども、当業者は、これは本発明の範囲を制限せずに、任意のスキームを使用することが分かる。そのような決定は、サブ接続の間のフロー分割に基づく。

【0037】A. 1. 2 受信側スケジューリング

受信側で、すべてのサブ接続を通して伝送されたセルは、対応する受信側バッファ内の待ち行列に入れられる。受信側スケジューリングは、先ず、全ての受信側バッファを走査し、その前部に最も小さい番号の付けられたATM・RMセルを持つバッファを選択する。この段階で、スケジューラはまたATM・RM一連番号をチェックすることを必要とする。そのようなチェックは、期待ATM・RM順序(ERM)カウンタを維持することによってなされる。ERMは、常に、受信側スケジューラによって処理される最後のATM・RMセルの一連番号よりも大きい番号に設定される。ATM・RMセルは全ての受信側バッファ内で目下使用可能な最も小さい番号の付けられたATM・RMセルとして識別される時にはいつでも、その番号がERMと比較される。もしATM・RMセル番号がERMより小さいなら、次のATM・ERMセルまで全ての次のATMデータセルは落とされる。そうでなく、もしATM・RMセルがERMより小さくなければ、スケジューラは選択したサブ接続バッファの前のATM・RMセルを削除し、他のATM・RMセルが見つけれられるまで、使用可能なATMデータセルをクロックアウトする。ERMの値は、それから更新される。この明細書において、“クロックアウト(clocking out)”という用語は、特定のセルレートでバッファからATMデータセルを取り去る工程を言うために使用されることに注意されたい。

【0038】ERMの値を維持する目的は、処理されたATM・RM一連番号が常に単調に上がることを保証するためである。これは、ATMデータセルが正しい順序で配列されることを保証する。サブ接続のために、セルは特定のサブ接続のために計算されたUPCパラメタに基づいて決定されたレートでクロックアウトされることに注意されたい。待ち行列からATMデータセルを取り除き、それらを配送した後に、スケジューラはその受信側バッファ内で最も小さい番号の付けられたATM・RMセルを持つサブ接続を見つけるために走査段階に戻

る。

【0039】A. 2 セル損失の効果

前に記述した本発明の態様による接続分割のためのセル順序付け機構は、セルが失われない環境において良く働く。本発明の他の態様は、セル損失のインパクトをかなり減少する改良である。最初に、セル損失のインパクトについて説明し、続いて、そのようなセル損失の効果を改善する接続分割方法に対する改良を詳細に説明する。

【0040】A. 2. 1 ATM・RMセル損失

サブ接続におけるATM・RMデータセル損失は、再構築された接続における正規のセル損失として現れ、さらなる損害をもたらさない。そのようなケースは、図3

(a) に図示され、サブ接続2におけるATMデータセル2の損失が再構築されたストリームにおける紛失しているセルを生じる。しかしながら、ATM・RMセル損失は、他方、図3(b)に示されるように、順序外れの配送を生じる。サブ接続1における紛失したATM・RMセル2のために、受信側スケジューラはセル0, 1, 4および5を連続してクロックアウトする。そしてそれから、それは、セル2および3をクロックアウトするためにサブ接続2に切り替わる。ATMデータセルが失われていないけれども、ATM・RMセル損失はセル2, 3, 4および5に対して順序外れの配送を生じる。

【0041】そのような問題は、本発明のさらなる態様において、受信側スケジューリング・アルゴリズムの更なる向上によって緩和される。この向上において、スケジューラは、次のATM・RMセルを処理する前に、 N_{rm} (この例では2) 個のATMデータセルより多く連続的にクロックアウトすることを防ぐ。この変更の効果は、カウントが訂正されたことを示す図3(b)におけるストリームに反映されている。

【0042】順序外れの問題は、ATMデータセル損失を犠牲にして回避されることに注意されたい。これを支持する理論的根拠は、ATMネットワーク、特にトランスポート・プロトコルを含む上位レイヤがそれに固有のセル損失を処理するための機構を備えていることである。他方、ATMデータセルは通常順序外れに到達しない。従って、有効な損失レートが受入れ可能な範囲内に制限されている限り、付加セル損失を犠牲にして順序外れで到達するセルを回避することは合理的である。

【0043】ATM・RMセル0がサブ接続1で失われた例について考えよう。そのような状態において、ATMデータセル0および1は、それら2つのセルのための順序情報が使用可能でないので、利用できない。それゆえ、受信側スケジューラはそれらを落とすべきである。

【0044】加えて、次のステップは、受信側バッファの前に現れるATMデータセルを処理するために、受信側スケジューリング・アルゴリズムに追加される。スケジューラは、最も小さい番号の付けられたATM・RMセル(A. 1. 2節参照)を持つ受信側バッファを見つ

けるために全ての受信側バッファを走査するとき、それは、また、その頭にATMデータセルを持つ任意のバッファがあるかをチェックする。もしそのようなバッファが見つけれたら、最初のATM・RMセルまで、頭からそのATMデータセルの全てが削除される。これは、バッファのヘッドでのATMデータセルの問題を解決する。

【0045】A. 2. 2 ATMデータセルおよびATM・RMセル損失

より複雑な状態は、ATMとATM・RMセルの両方が同時に失われたときに起こる。そのようなシナリオの一例が図3(c)に図示されており、ATMデータセル1とATM・RMセル2がサブ接続1において失われている。ATM・RMセル0を処理した後、受信側スケジューラはATMデータセル0および4をクロックアウトし、ATMデータセル5を削除する。これは、前に説明したカウント訂正技術に従っており、次のATM・RMセルが試験される前に、高々 N_{rm} の連続的なATMデータセル・クロッキングが許されることに従っている。スケジューラは、次に、サブ接続2のATM・RMセル1を見つけ、ATMデータセル2および3をクロックアウトする。これは結果としてセル損失(ATMデータセル1および5)と順序外れ配送の両方を生じる。

【0046】本発明は、ATMデータセルが受信側バッファ内の2つのATM・RMセル範囲内で N_{rm} またはそれより少ないATMデータセルがあるときにのみクロックアウトされるように、カウント訂正工程を高めることによってこの問題を回避する。加えて、もし少なくとも2つのATM・RMセルが存在しないならば、そのときバッファからのクロックアウトは、2つのATM・RMセルが使用可能となるまで遅延される。2つのATM・RMセルがバッファ内に存在するとき、もし2つのATM・RMセル範囲内のATMデータセルの数が N_{rm} より大きいならば、そのとき先頭のATM・RMセルと2つのATM・RMセルの間の全てのATMデータセルは削除される。

【0047】前の場合のように、このカウント修正向上を適用すると順序付け問題を解決するが、より多くのセル損失率を生じる。これらは他の場合に存在し、ATMデータセル1とATM・RMセル2に加えて、ATMデータセル4もまた失われることに注意されたい。そのような場合において、カウント訂正向上機構でさえも順序付け問題を解決するのに失敗する。この例において、結果として生じるストリームは次のようになりそう

だ。 10, 9, 8, 7, 6, 3, 2, 5,

0。A. 5節において、 N_{rm} の大きい値を維持することによって、そのような出来事が起こる確率が極端に小さくなることが示される。

【0048】A. 3 遅延変動の効果

多数のサブ接続を通る可変セル転送遅延は、また、結果

として順序外れのセル配送を生じる。サブ接続 2 を通る A T M ・ R M セル 1 と A T M データセル 2 および 3 を含むセル束が、サブ接続 1 および 3 を通るセルに比較してさらなる遅延を受ける、図 4 の例について考える。いったん A T M データセル 0 および 1 がサブ接続からクロックアウトされると、スケジューラは最も小さい番号の付けられた A T M ・ R M (それは 2 である) をもつものとしてサブ接続 3 を見つける。従って、A T M データセル 4 および 5 がクロックアウトされる。その間に、遅延したセルがサブ接続 2 の受信側バッファに到着し、受信側スケジューラは A T M データセル 2 および 3 をクロックする。その理由は、新しく到着した A T M ・ R M セル 1 は、現在最も小さい番号の付けられた A T M ・ R M セルになるからである。これは、セルにおいて、結果として順序外れで配送されるのを生じる。

【0049】そのような問題は本発明の他の態様によって解決される。この改良において、A T M ・ R M 順序チェックは受信側スケジューラで実施される。到着した A T M ・ R M 一連番号が単調に上がることが保証される。

【0050】期待 R M 順序 (E R M) カウンタは、常に、最後に処理された A T M ・ R M セルの一連番号より大きくなるように設定されて備えられる。新しい A T M ・ R M セルが全ての受信側バッファ内で使用可能な現在最も小さい番号の付けられた A T M ・ R M セルとして識別されるときはいつでも、その番号は E R M と比較される。もしそれが E R M より小さいなら、次の A T M ・ R M セルまで次の A T M データセルの全ては落とされる。さもなければ、A T M データセルは受け付けられ、E R M 値は前に述べたように更新される。発明のこの態様を図示する好ましい実施の形態は図 4 に示され、順序外れ配送は 2 つの A T M データセルを落とすことによって除去される。

【0051】A. 4 始動問題

この節は、誤ったスケジューリングの確率をさらに減らすために受信側スケジューリングの開始時に採用されるべき測定を処理する、本発明の他の態様について述べる。

【0052】受信側スケジューラがサブ接続 1 および 2 を通って到着するセルを待っている、図 3 (a) に示される例を考える。この例において、A T M データセル 2 は失われないことに注意されたい。もしサブ接続 1 が長い経路遅延をもつなら、たぶん、受信側でスケジューラされる最初のセルは A T M ・ R M セル 1 であるだろう。

【0053】A T M データセル 2 および 3 を配送した後、スケジューラはサブ接続 1 における A T M ・ R M セル 0 を見つけると仮定しよう。そのような場合において、スケジューラは、A. 3 節で説明した、A T M ・ R M 順序チェック基準を維持するために、A T M ・ R M セルを無視する。その結果、A T M データセル 0 および 1 は失われる。サブ接続 1 におけるこの初期の余分な遅延

のために、失われたセルの効果は接続の終了まで続く。その結果、たとえサブ接続 1 を通るセルの全てが正しく伝送されていたとしても、このサブ接続を通るデータの全てはスケジューラによって落とされる。

【0054】この問題を解決するため、本発明のもっと更なる態様によれば、受信側スケジューリング工程の開始は、受信側バッファの全てが少なくとも 2 つの A T M ・ R M セルで満たされるまで、すなわち、全てのバッファが、A. 2 節で説明した、カウント修正基準に対してチェックされる準備が整うまで延ばされる。そのような場合におけるバッファのヘッドは、少なくとも、A T M データセルが続く A T M ・ R M セルとそれから第 2 の A T M ・ R M セルを含む。これは、受信側スケジューリングが開始したとき、最も長い遅延サブ接続用の受信側バッファで準備が整うことを保証する。

【0055】しかしながら、上記向上は、 $D_{\max} + (N_{rm} + 2) / R$ の始動スケジューリング遅延を加える。ここで、 D_{\max} は全てのサブ接続経路遅延の最大値、R はセルが最も長い遅延を持つサブ接続を通して送られる有効レートである。いったん始動遅延が終えると、全ての受信側バッファはスケジューラに送り込むのに十分なセルを含む。

【0056】パイプライン効果のために、スケジューリングが始動した後、セルはスケジューラから連続的に流れる。パイプライン効果は、また、セルの全てによって受けられる遅延が $D_{\max} + (N_{rm} + 2) / R$ の始動遅延に等しいことを保証する。

【0057】送信側および受信側スケジューリング・アルゴリズムに対する全ての向上を持つ好ましい実施の形態が、図 5 および図 6 のフローチャートに示されている。これらのフローチャートは自明である。接続障害を処理するために、受信側スケジューラに対して時間切れ機構を実行することが必要である。

【0058】始動の間中、もしスケジューラが予めセットした時間期間より長く待つならば、少なくとも 1 つのサブ接続が障害であると推定する。そのような事象において、分割接続は障害であることを示す。また、スケジューリングの間中、もし受信側バッファが特定の時間期間より長い間セルを受信をしないなら、スケジューラはサブ接続が障害であると推定する。スケジューラは、それから、接続を終えるために信号レイヤを示す。時間切れのために使用される正確な値は、他の要因の中で、トラフィックのクラスや関連した U P C パラメタに基づいて決定される。

【0059】A. 5 スケジューリング性能

この節は、スケジューリング性能を改良するための N_{rm} の選択におけるインパクトを持つ要因について説明する。

【0060】受信側スケジューリングの後、セル損失は A T M データセル損失と A T M ・ R M セル損失の効果か

ら得られる。ATM・RMセル損失の効果は、失ったATM・RMセルが受信側スケジューラに潜在的に N_{rm} のATMデータセルを落とさせるために、増幅される。セルは順序外れ配送の機会を最小にするために落とされる。結合されたセル損失率は、次のように表される。

$$【0061】 p(3 - 3p + p^2)$$

ここで、 p はサブ接続のためのライン・セル損失率を表す。

【0062】この式はここで得られる。A. 1. 2節で説明したように、スケジューリング・セル損失はライン上のATMとATM・RMセル損失の両方のために起こる。 p がライン・セル損失率であるとする。ここで、 p の値が全てのサブ接続で同じであり、また、サブ接続に

RMS	PRMS	PRMS	P _{PRMS}	P _{PRMS} ・P _{PRMS}	限界ATMデータセル損失
A	1-p	A	1-p	(1-p) ²	pN_{rm}
L	p	A	1-p	$p(1-p)$	N_{rm}
A	1-P	L	p	$p(1-p)$	N_{rm}
L	P	L	p	p^2	N_{rm}

PRMSとP_{PRMS}の欄は、値A又はLを持つ変数RMSとP_{PRMS}の確率を表す。最後の欄は、対応する事象によってもたらされる限界データセル損失を記述する。各行に対して正味確率(P_{PRMS}・P_{PRMS})と限界損失とを乗算し、それらを互に加算すると、1フレームにおけるATMデータセル損失の総数を表す、式 $pN_{rm}(3 - 3p + p^2)$ が得られる。次に、それをフレームサイズ N_{rm} で割ると、有効セル損失比のための式が次のように見つけられる。

$$【0064】 CLR = p(3 - 3p + p^2)$$

有効損失確率の興味のある特性は、それがライン・セル損失率にのみ依存し、サブ接続の数やRMセル周期数 N_{rm} には依存しないことである。サブ接続の独立は、サブ接続におけるATM・RMセル損失が特定のサブ接続に対してのみATMセルの落としをもたらすという事実から来る。 N_{rm} 依存に対して、ATMデータセルの数より大きい N_{rm} の値が単一のATM・RMセル損失に対して落とされるといことが真実である。しかし同じ時間で、より少ない数のATM・RMセルは、 N_{rm} の値が上がる時、ネットワークを通して送られ、換言すれば、受信側スケジューラで、より少ない数のATMデータセルがATM・RMセル損失のために落とされる。これら2つの効果はお互いに相殺し、ATM・RMセル周期数から隔離された全体の損失確率を保持する。そのような低いセル損失確率は、ネットワーク伝送において合理的である。

【0065】シミュレーション実験と分析結果が図7に表されている。スケジューリング損失係数は、平均ライン・セル損失率によって正規化され、スケジューリング後の(after-scheduling)平均損失率を表す。このグラフから、分割スケジューリング後のセル損失が、原ライ

おける2つの連続するセルの損失確率はお互いに関連がないと仮定する。ATM・RMセルと続く N_{rm} のATMデータセルは1フレームを構成すると仮定する。与えられたフレームに関して、2つの状態変数RMSとPRMSが定義される。RMSはフレームのATM・RMセルの受信状態を表し、PRMSは前のフレームにおけるATM・RMセルの受信状態を示す。両方に対して、受信成功および失敗は、それぞれ、記号AおよびLによって表される。1つのフレームに対して、これら2つの変数RMSとPRMSは、4つの異なった組み合わせを起こし、次の表1で要約される。

【0063】

【表1】

RMS	PRMS	P _{PRMS} ・P _{PRMS}	限界ATMデータセル損失
A	1-p	(1-p) ²	pN_{rm}
L	p	$p(1-p)$	N_{rm}
A	1-P	$p(1-p)$	N_{rm}
L	P	p^2	N_{rm}

ン・セル損失率 p として常に同じオーダーの大きさであることが分かる。最も悪い場合において、原ライン・セル損失率のたった3倍であり、相対的に小さい値(約 10^{-4} より小さい)に対して起こる。それは、接続分割が結果としての平均損失率に対して非常に小さいインパクトしかないことを、ほのめかしている。

【0066】セル損失のバースト性(burstiness)はシミュレーション実験を使用して測定される。損失バースト長は、セル損失が起こるときにはいつでも、連続して失われるセル数として定義される。ATM・RMセル周期数を変化させたときのそのようなバースト長の標準偏差は図8に描かれている。平均損失は N_{rm} に依存しないけれども、バースト長は N_{rm} に依存することに注意されたい。何故ならば、 N_{rm} の値が大きくなればなる程、単一のATM・RMセル損失の発生で連続的に落とされるATMセルの数も大きくなるからである。

【0067】記述したスケジューリング・アルゴリズムに対して、セル順序外れ率(COR)は、下記の数1によって表される。

【0068】

【数1】

$$COR = \sum_{j=2}^{\infty} p^{j-1} \sum_{i=(j-1)N_{rm}}^{jN_{rm}-1} \binom{jN_{rm}}{i} p^i (1-p)^{jN_{rm}-i}$$

この式の誘導はここで提供される。セル順序外れは、もし、ATM・RMセルの損失に加えて、 $N_{rm}-1$ より多く $2N_{rm}$ より少ないATMデータセルが2つの隣接するフレームから失われたら、起こる(節A. 1. 2参照)。1つのATM・RMセルを失う確率と2つの隣接するフレームから正確に i ($N_{rm} \leq i \leq 2N_{rm}$)個のATMデータセルを失う確率は、下記の数2のように等し

い。

【0069】

【数2】

$$P_i = p \binom{2N_{rm}}{i} p^i (1-p)^{2N_{rm}-i}$$

i の全体の範囲でこれを合計すると、セル順序外れ率のための式は下記の数3のように得られる。

【0070】

【数3】

$$COR = \sum_{i=N_{rm}}^{2N_{rm}-1} P_i$$

サブ接続の数に依存しない間、CORはpと N_{rm} の両方に変化する。図9に示されるように、OCRの値はATM・RMセル周期数の増加と共に指数関数的に減少し、それは、 N_{rm} が32として選択されたとき、 10^{-30} より小さい値に達する。COR値のこの範囲は、全ての実用的な目的に対して受入れ可能であると考えられる。

【0071】図7乃至図9に表されたデータと上記導出は、特定の応用の必要に適合する N_{rm} の値を選択するのを助ける。

【0072】A. 5. 1 N_{rm} の選択

本発明の重要な態様は、 N_{rm} の最適な選択である。セル配列に対してATM・RMセルを送出することは、分割接続に対して100/ N_{rm} %の容量オーバーヘッドを招く。容量オーバーヘッドに加えて、 N_{rm} の値は、また、セル順序外れ率(COR)とセル損失のバースト性に影響を及ぼす。

【0073】図9から、32より大きい、任意の N_{rm} に対して、順序外れ率は 10^{-30} より小さい十分な範囲内にとどまることが分かる。 N_{rm} のこの範囲において、容量オーバーヘッドは3.125%より小さく、それは、また、受入れ可能と考えられる。 10^{-3} を示す典型的なライン・セル損失確率で、損失バースト長の標準偏差は $N_{rm}=32$ (図8から)に対して7の小さい値を持つ。それは、 N_{rm} が128に押しやられたとき、16まで上がる。

【0074】これらの数字を考慮すると、約32がATM・RMセル周期数に対して合理的な下限であり、その正確な値は応用の損失バースト許容限界に基づいて選択されるべきである。AAL5のトップを走るデータ応用に対して、単一セルの損失と少ないセルのバースト損失が同じ効果を持ち、すなわち、単一のAAL5ブロックはCRC障害のために落とされる。

【0075】そのような応用は大きい損失バーストを大目に見ることができ、 N_{rm} の大きい値はそれらに対して適当にすべきであると言える。他方、オーディオのような実時間応用は、大きい損失バーストに対してもっと弱くなる傾向がある。従って、 N_{rm} のひかえめな選択は、そのような接続に対してより合理的となることがわか

る。

【0076】B 接続分割を使用するネットワークシステム

この節は、本発明の接続分割特徴を使用するネットワークシステムの好ましい実施の形態について述べる。そのようなシステムにおける重要な問題は、ネットワークにおける分割に関連した機能の配置を決定することである。ホップバイホップの分割は可能性はあるけれども、それは、分割プロトコルを認識するために、全て又は少なくとも幾つかの現存のATMスイッチを必要とする。これは、スイッチ内でATMプロトコル・スタックに変化を必要とする。

【0077】この事実に基づいて、全ての分割機能が参加する末端局内でカプセル化される手段が選択される。そのような場合において、分割はネットワークに対して透明(transparent)である。それゆえ、プロトコルの必要は、分割をサポートするためのスイッチに対して増加しない。これらプロトコルを増すことができる末端局は、それら接続のブロッキング性能を改善するために分割を実施できる。

【0078】B. 1 ユーザ平面サポート

末端局内で、本発明によるユーザ平面プロトコルの向上は、図10に示される。この好ましい実施の形態において、データ分割は本来のAALレイヤ間にあるレイヤで起こる。U. Black, "ATM: Foundations for Broadband Networks", Prentice Hall PTR, Englewood Cliffs, N J, 1995, pp. 137-180とATMレイヤを参照されたい。送信側と受信側スケジューラは、SPLITサブレイヤとして名づけられた、この新しいレイヤに置かれる。

【0079】サブ接続がセットアップされた後、SPLITレイヤは、サブ接続の数、 N_{rm} の取り決められた値、およびUPCのような、スケジューリングに関連するパラメータと、サブ接続に特有なQoSパラメータとについて通知される。本来のAALとATMレイヤは、完全に変化することなく残る。

【0080】B. 2 制御平面サポート

好ましい実施の形態による分割のための制御信号は、図10において点線によって示される。分割のための機能は、末端局の両方でシグナリング・スタックのトップで実行されるスプリッタ信号モジュールに一纏めされる。いったん接続要求(メッセージ1)が制御平面ソフトウェアに発行されると、要求は、まず、スプリッタ信号モジュールによって捕らえられる。スケジューラは、接続が予め定められた方針に基づいて分割されるべきかを決定する。

【0081】いったん接続が分割されるべきと決定されたら、スプリッタ信号モジュールは、サブ接続の数、フロー配分、 N_{rm} および他のUPCと、QoSに関連したパラメータを決定する。それから、サブ接続の全てを個々にセットアップするための標準制御平面プロトコルを使

用する。最後に、サブ接続の全てがセットアップされたとき、スプリット信号モジュールはそれぞれの S P L I T レイヤに必要なスケジューリング・パラメタを渡し、メッセージ（図 10 における 4）をデータ配送を始めるために送信側・アプリケーションに送る。この点で、S P L I T レイヤは、サブ接続を通してセルスケジューリングと転送を開始する準備ができる。

【0082】接続セットアップ・メッセージは、接続（分割又は標準）の型を示すフラグを含むべきであることに注意されたい。もし接続が分割型であるなら、サブ接続の数、フロー配分、 N_{rm} の値、および他の U P C に関する情報と Q o S に関連するパラメタが、また、送信側から受信側エンティティに送られるべきである。

【0083】これら情報の破片を送る 1 つの方法は、接続信号メッセージ中に少数の付加情報要素（I E）を使用することである。そのようなアプローチは簡単であるけれども、この解決は、標準化された Q. 2931 信号構文に多少の増強を必要とする。“ATM User Network Interface (UNI) Specification Version 4.0, AF-UNJ-4.0”, ATM Forum, (July 1996) を参照のこと。

【0084】好ましくもっと一般的な解決は、オープンおよび分配された信号フレームワークを使用することである。V.D. Merwe and I.M. Leslie, “Switchlets and Dynamic Virtual ATM”, Available from: http://www.cl.cam.ac.uk/Reserch/SRG/dcan/papars/im97_switchlets.ps.gz. を参照のこと。ここで、付加情報は、CORBA プラットフォームにおける ORB のような高レイヤメッセージ通過機構を使用して容易に送られる。S. Vinoski, “CORBA: Integrating Diverse Applications within Distributed Heterogeneous Environments”, IEEE Communications Magazine, February 1997 参照のこと。

【0085】C. PNNI を使用する好ましい実施の形態

この節は、PNNI ルーティングという面における分割アルゴリズムの好ましい実施の形態について述べる。Private Network-Network Interface Specification Version 1.0 (PNNI 1.0), March 1996 参照のこと。

【0086】図 13 上のフローチャートは、任意の PNNI ルーティング・アルゴリズムの一般的な構造を説明する。ステップ 1 は、帯域幅要求 X を持つ呼の到着に対応する。帯域幅要求の他にも、呼は他の Q o S パラメタを持ち、それはルーティング決定において考慮されるべきものである。ルーティング決定はステップ 2 でなされ、呼 Q o S 要求はネットワークが提供されるものに対して一致される。たとえば、ルーティング決定は、A. Iwata, R. Izmailov, D.-S. Lee, G. Ramanurthy, B. Sengupta, H. Suzuki, “ATM Routing Algorithms with Multiple QoS Requirements for Multimedia Internetworking”, E79-B IEICE Transactions on Communications 8, pp. 999-1007, (Aug. 1996) および R. Izmailov, A. I-

wata, D.-S. Lee, G. Ramanurthy, B. Sengupta, H. Suzuki, “Routing Algorithms for ATM Networks with Multiple Quality of Service Requirements”, Proceedings of the First Workshop on ATM Traffic Management, December 6-8, 1995, Paris, France, pp. 349-356 にて提案されているルーティング・アルゴリズム上で使用されてもよい。ルーティング決定の結果はステップ 3 において評価される。もし決定が肯定である（呼が受け付けられた）なら、そのとき、ステップ 4 において、呼は肯定決定について通知され、接続が確立される。もしそうでなかったら、ステップ 5 において、呼は否定決定について通知され、接続がブロックされる。

【0087】本発明によれば、接続分割は PNNI ルーティングの状態の前（ここでは、ルーティング前分割と呼ばれる）、または、PNNI ルーティングの状態の後（ここでは、ルーティング後分割と呼ばれる）になされる。両方の分割に基づくルーティング手法のためのアルゴリズムの実施の詳細な説明が続く。説明は、図 14（ルーティング前分割に対応する）および図 15（ルーティング後分割に対応する）におけるフローチャートに続く。

【0088】ルーティング前分割は次のように働く。ステップ 1 は帯域幅要求 X を持つ呼の到着に対応する。帯域幅要求の他にも、呼び出しは他の Q o S パラメタを持ち、それはルーティング決定において考慮されるべきものである。ステップ 2 は呼の帯域幅 X と分割閾値 $S_{threshold}$ とを比較する。もし X が $S_{threshold}$ を越えているなら、次のステップはステップ 3 である。もしそうでないなら、次のステップはステップ 8 である。ステップ 3 において、ルーティング決定がなされ、その結果はステップ 5 において評価される。もし決定が肯定である（呼が受け付けられた）なら、それから、ステップ 6 において、呼は肯定決定について通知され、接続が確立される。もしそうでないなら、ステップ 7 において、呼は否定決定について通知され、接続がブロックされる。ステップ 8 において、呼は N 分割サブ呼（図 14 は N 分割 = 2 の場合を図示している）に分割される。サブ呼の各々は個々にルーティングされ（ステップ 9 および 10）、それらルーティングの結果はステップ 11 において評価される。もし両方の決定が肯定であるなら、そのとき、ステップ 12 において、呼は肯定決定について通知され、サブ呼の全てが確立される。もしそうでないなら、ステップ 13 において、呼は否定決定について通知され、接続がブロックされる。

【0089】ルーティング後分割は次のように働く。ステップ 1 は帯域幅要求 X を持つ呼の到着に対応する。帯域幅要求の他にも、呼は他の Q o S パラメタを持ち、それはルーティング決定において考慮されるべきものである。PNNI ルーティング決定はステップ 2 においてなされ、ここでは、呼の Q o S 要求は、ネットワークが提供

するものに対して一致される。ルーティング決定の結果はステップ3において評価される。もし決定が肯定である（呼が受けられることができる）なら、そのとき、ステップ4において、呼は肯定決定について通知され、接続が確立される。もしそうでないなら、ステップ5において、呼の帯域幅 X が分割閾値 $S_{threshold}$ と比較される。もし X が $S_{threshold}$ を越えているなら、次のステップはステップ7であり、呼は N 分割サブ呼（図15は N 分割=2の場合を図示している）に分割される。サブ呼の各々は個々にルーティングされ（ステップ8および9）、それらのルーティングの結果がステップ10において評価される。もし両方の結果が肯定であるなら、そのとき、ステップ11において、呼は肯定決定について通知され、サブ呼の全ては確立される。もしそうでないなら、ステップ12において、呼は否定決定について通知され、接続はブロックされる。

【0090】D. 分割のルーティング性能

この節においては、分割の呼レベル・ルーティング性能を評価するためのシミュレーション実験について述べる。そのような実験は、サブ接続の最適な数を決定するのに役に立つ。

【0091】D. 1 ルーティング・プロトコル

A. Iwata, R. Izmailov, D.-S. Lee, G. Ramamurthy, B. Sengupta, H. Suzukiによって提案された、PNNI "Private Network-Network Interface Specification version 2.0, btd-pnni-02.00", ATM Forum, September 1997 compliant protocol, "ATM Routing Algorithms with Multiple QoS Requirements for Multimedia Internet working", IEICE Transactions on Communications; Vol. E79-B, No. 8, August 1996, pp. 999-1007が、ベースライン・ルーティング政策として使用される。

【0092】アルゴリズムは予め計算されおよび即時回答（on-demand）ルーティング・モジュールを使用する。ルーティング・モジュールは、呼のセットアップの間中、連続的に実施される。一組の予め計算された経路は、ネットワーク管理者によってネットワーク・リンクに割り当てられた管理重みの付加的値を使用してオフラインで計算される。A. Iwata, R. Izmailov, D.-S. Lee, G. Ramamurthy, B. Sengupta, H. Suzuki, "ATM Routing Algorithms with Multiple QoS Requirements for Multimedia Internetworking", IEICE Transactions on Communications, Vol. E79-B, No. 8, August 1996, pp. 999-1007; および "Private Network-Network Interface Specification version 2.0, btd-pnni-02.00", ATM Forum, September 1997を参照のこと。

【0093】呼が到着したとき、ルーティング・アルゴリズムは、まず、それを予め計算された経路の1つに送るを試みる。もし予め計算した経路のいずれも呼のQoS要求を満足しないなら、そのとき、即時回答経路計算が実施される。この段階において、プロトコルは要求

されたUPCと当該呼のQoSパラメータを支持するネットワーク内の最も短い経路を見つけるのを試みる。最も短い経路を計算している間、全てのネットワーク・リンクに対して、数量 $1/A \vee CR$ がそれらの対応する重み係数として使用される。

【0094】リンクのための使用可能なセルレートの最も最近自己宣伝された値が、その $A \vee CR$ として表される。このアルゴリズムとその性能のさらなる詳細は、A. Iwata, R. Izmailov, D.-S. Lee, G. Ramamurthy, B. Sengupta, H. Suzuki, "ATM Routing Algorithms with Multiple QoS Requirements for Multimedia Internetworking" IEICE Transactions on Communications, Vol. E79-B, No. 8, August 1996, pp. 999-1007および R. Izmailov, A. Iwata, B. Sengupta および H. Suzuki, "PNNI Routing Algorithms for Multimedia ATM Internet," 38 NEC Research & Development 1, pp. 60-73, 1997に記述されている。

【0095】接続分割をこのベースライン・ルーティング・フレームワークに組み入れるために2つの可能な方法がある。第1の手法において、分割は、もし正規のルーティングの試みがネットワークにおける容量を利用できないために失敗したときのみ、実行される。ここで、目標は、別な方法でブロックされた呼に対して任意のばらばらにされたネットワーク帯域幅を利用することである。明らかに、呼帯域幅が大きいければ大きい程、分割はより有益である。

【0096】第2の、より効率的な手法は、大きい帯域幅呼が、たとえそれらが正規のルーティングを使用して支持されていても、分割される協働分割を実行することである。そのような協働分割は帯域幅断片化を減少するためになされる。そのようが削減は、広帯域接続を多数の低帯域サブ接続に分割することによって達成される。この協働手法の一例は節Aにおいて説明した。上述した両方の状態において、いったん接続が分割されると、そのサブ接続の全ては記述したベースライン・プロトコルを使用して送られる。第1の手法のみの実験結果が提供される。

【0097】D. 2 シミュレーション・モデル

全てのシミュレーション実験はキャンパス内企画ネットワーク上で実施され、そのトポロジーとリンク容量は図11に示される。領域内のノードのみトラフィック・送信側及び受信側として働き、他の全てはATMスイッチであることに注意されたい。このネットワークは、PNNIルーティング階層の中の最も低いレベルの仲間群を表している。

【0098】PNNIの明示されたリンク状態更新（LSU）手続は、そのリンクの状態をネットワークの残りに広告するために各ノードによって使用される。この状態情報は、現在の管理重み、CTD、CDV、CLRおよび使用可能なセルレート $A \vee CR$ を含む。単一の仲間

群のみシミュレートされるので、ネットワーク内の各ノードは、全体のネットワークの範囲内の全てのノードからのLSUパケットに基づいてそれらのデータベースを処理し更新する。

【0099】各セルの呼保持時間と帯域幅要求の両方は、指数関数的に分配されたランダム変数としてシミュレートされる。同様に、呼相互到着(interarrival)時間もまた、指数関数的に分配されたランダム変数として形成される。ネットワーク負荷変動は、平均相互到着時間に対して適当な値を選択することによって制御される。

【0100】D. 2. 1 結果

(サイズ5Mbps)の異なった帯域幅群を持つセルに対するブロッキング確率が図12に示される。55Mbpsの帯域幅要求までの接続に対するブロッキング性能がとられている。呼は、先ず、正規のルーティングを使用してセットアップされるように試みられる。もしそれがブロックされたら、呼はある数のサブ接続に分割される。もしサブ接続のどれかがルーティングの間ブロックされるなら、そのとき呼はブロックされるべきと考えられる。

【0101】容量要求を増加すると期待されるように、呼は分割シナリオを持つおよび持たないの両方でブロックされるのがより適当である。呼帯域幅を増加すると、分割のため絶対ブロッキング削減もまた上る。この事実のため、これは、広帯域セルがATMのコネクション・オリエンテッドされたルーティングによってもたらされる帯域幅断片化によってより影響を受けるということである。気がつく他の点は、たとえ絶対ブロッキング削減が呼帯域幅と共に上っても、削減の割合は、全体の範囲で大体同じに残るということである。

【0102】2つのサブ接続に分割する場合において、ブロッキングの削減は、呼帯域幅が高すぎる(55Mbpsより大きい)とき、例外としてほぼ45%に残る。ブロッキング削減は、2分割に比較して3分割に対して大きいことに注意されたい。しかしながら、2を越えて3サブ接続の相対的な改良は、分割なしの標準ルーティングを越えて2サブ分割によって与えられる改良に比較して、まったくあまり多くない。これと大きい数のサブ接続を持つ実験から得られる他の結果とに基づいて、1つの接続を3より多くのサブ接続に分割することは、コストで有効でないと結論される。

【0103】高いネットワーク負荷を持つ同様の実験がまた、対応するブロッキング削減を測定するために行われる。そのような実験は、ネットワークが余りに過負荷となると、分割の利益が消滅し始めることを明かにする。調査は次の理由を明かにした。ネットワークが過負荷でもって開始するとき、ますます多くの低帯域の呼が任意にばらばらにされた帯域幅を使って始められる。分割が使用可能にばらばらにされた帯域幅を当てにするの

で、そのような場合において帯域幅呼に対してブロッキングを減少することができない。上述したローディング・シナリオの下で、92%の負荷閾値が上限であり、それを越えた分割は任意のさらなるブロッキング削減を提供しない。

【0104】これらとA. 5節でのセル・レベルの結果に基づいて、接続分割の機構は、原セルフローをかなり低下することなく、効率的にブロッキングを減少することができる結論される。この結果を解釈する間、分割が任意のネットワーク費用を招かないと考えるべきである。エンドユーザのために、その接続によってこうむるブロッキングを減少するための機構を与えることである。応用の観点から、45%のブロッキングの削減は、特に高い帯域幅呼に対して、重要である。

【0105】

【発明の効果】E 結論

ATM呼ブロッキングを減少するための技術が提供される。この技術は、広帯域接続を多数の低い帯域幅のサブ接続に分割する。分割スケジューリング・アルゴリズムのための詳細なセルレベルの設計がまた提供される。スケジューリング・アルゴリズムのための分析とシミュレーションは、信頼できるセルを順序付けて配送している間、分割スケジューリング・アルゴリズムが原ライン・セル損失率と同じオーダーの大きさの範囲内にセル損失率を制限することを示す。ネットワークの範囲内で任意のプロトコル変化を要求することなしに分割を実施するための解決もまた提供される。ルーティング・レベル・シミュレーションは、分割が適度に負荷されたネットワークにおける高い帯域幅呼に対して45%までにブロッキングを減少できることを証明する。この技術が任意のネットワーク費用とプロトコル変化とを招かないことを考えると、分割は接続ブロッキングを減少するための効果的な手段である。

【0106】本発明に対する他の変更や変形は、当業者によって、前述の開示と示唆から明らかであるだろう。従って、本発明のある実施の形態にのみここで明確に説明したけれども、多数の変更が本発明の精神および範囲を逸脱しない範囲で当業者によってなされることは明らかである。

【図面の簡単な説明】

【図1】(a)～(c)はネットワーク・トポロジー、従来のルーティング、および接続分割の一例を示す図である。

【図2】セルの順付けを維持するためのATM・RMセルに基づくスケジューリングを示す図である。

【図3】受信側スケジューラ(N_{rm} が2に等しい)でのセル損失の効果を示す図である。

【図4】スケジューリング(N_{rm} が2に等しい)でのセル遅延変動の効果を示す図である。

【図5】送信側スケジューリング・アルゴリズムを記述

するフローチャートである。

【図 6】受信側スケジューリング・アルゴリズムを記述するフローチャートである。

【図 7】スケジューリング・セル損失プロファイルを示す図である。

【図 8】スケジューリング・セル損失プロファイルを示す図である。

【図 9】 N_{rm} を変化させたときのセル順序外れ率のグラフである。

【図 10】接続分割の制御とデータ経路実施を示す本発明によるシステムの好ましい実施の形態を示す図であ

る。

【図 11】実験企画ネットワークを示す図である。

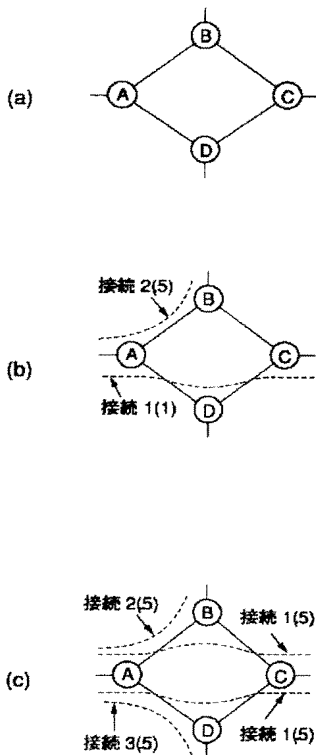
【図 12】接続分割がある場合およびない場合の呼ブロック配分を示す図である。

【図 13】ルーティングのための一般的なフレームワークを示すアルゴリズムを描いた図である。

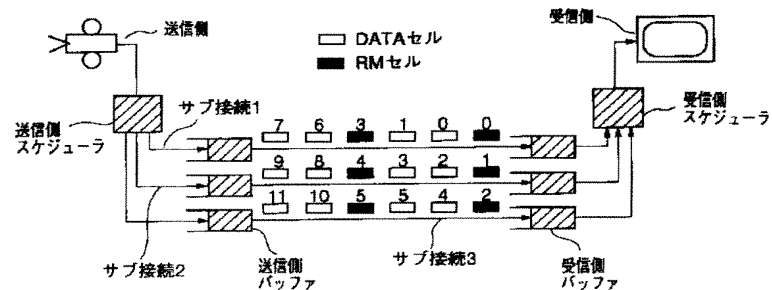
【図 14】ルーティング前分割を示すアルゴリズムを描いた図である。

【図 15】ルーティング後分割を示すアルゴリズムを描いた図である。

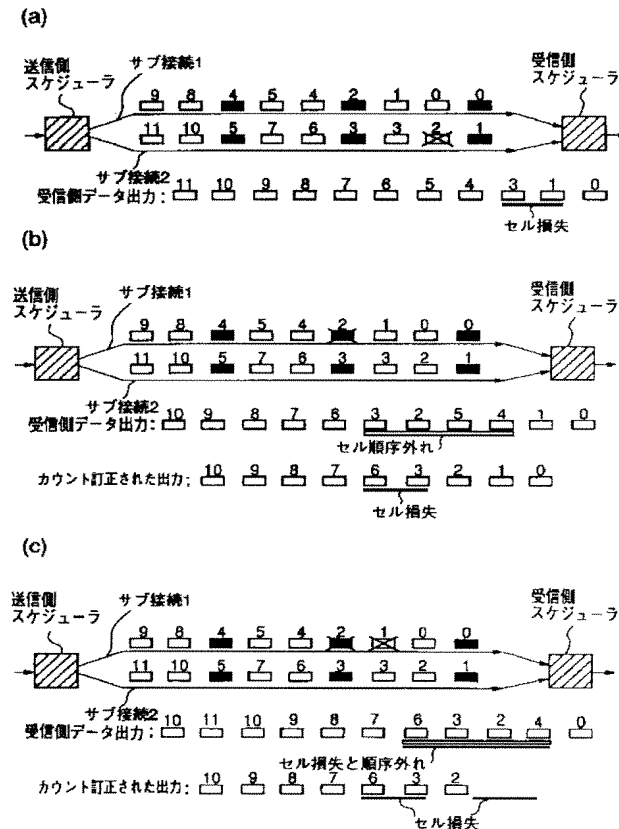
【図 1】



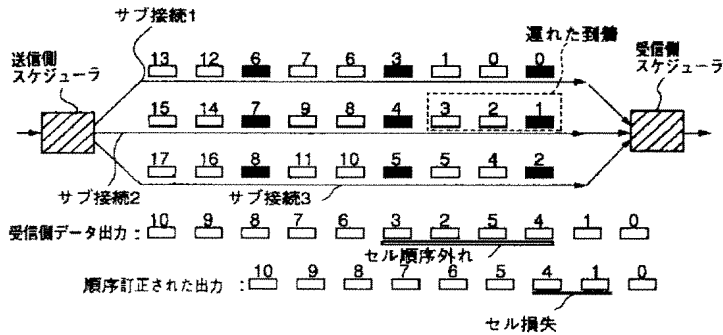
【図 2】



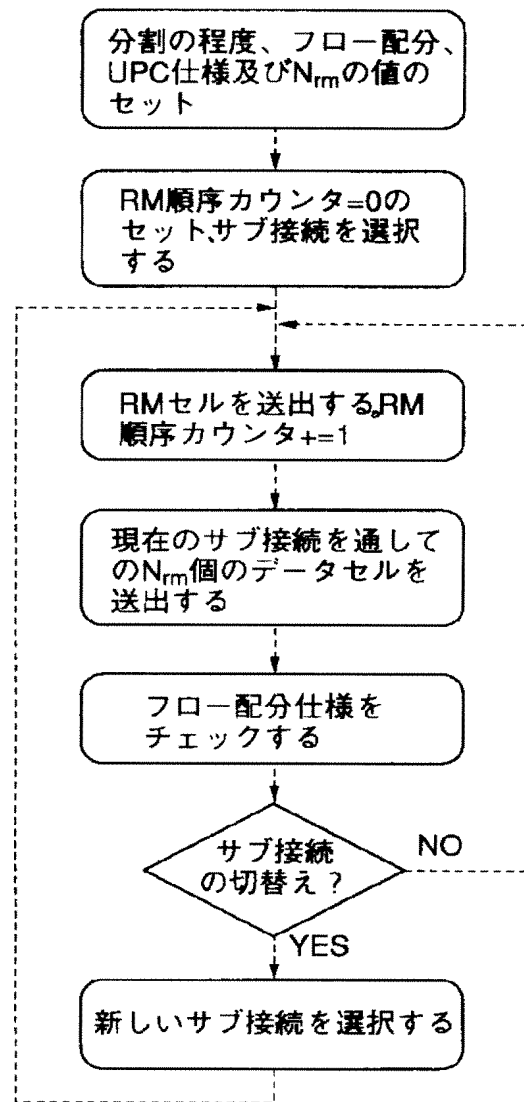
【図 3】



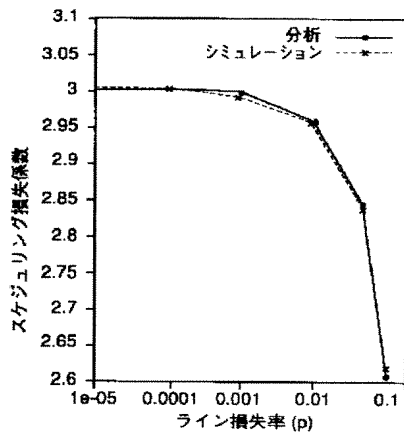
【図 4】



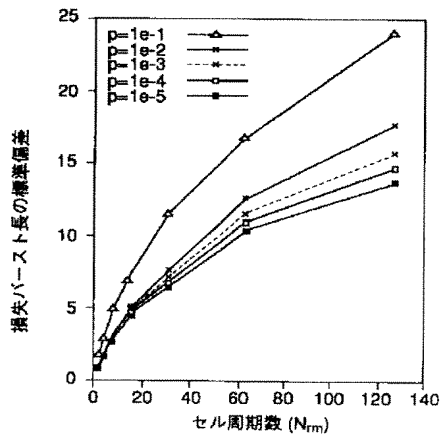
【図 5】



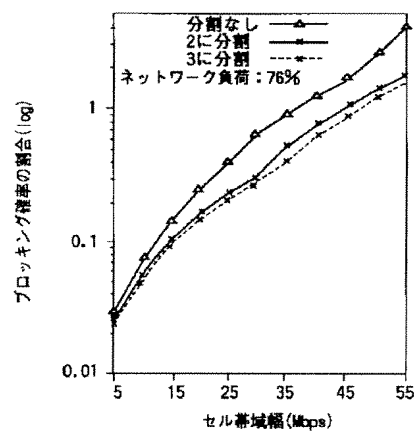
【図 7】



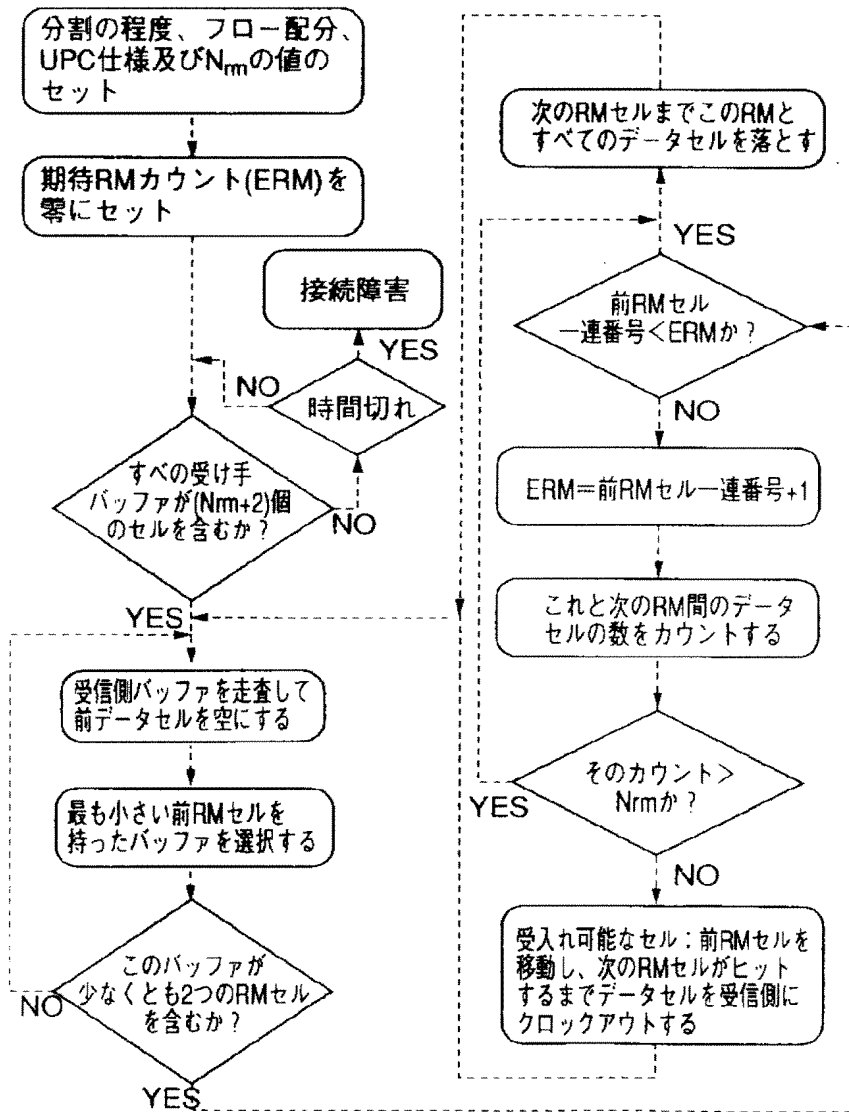
【図 8】



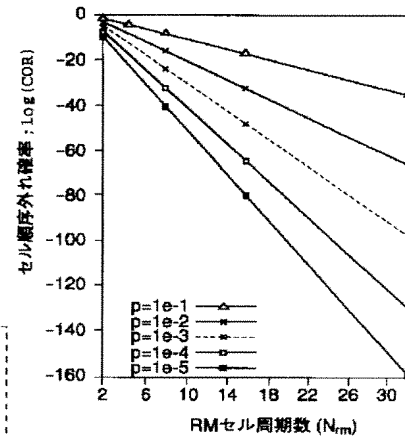
【図 12】



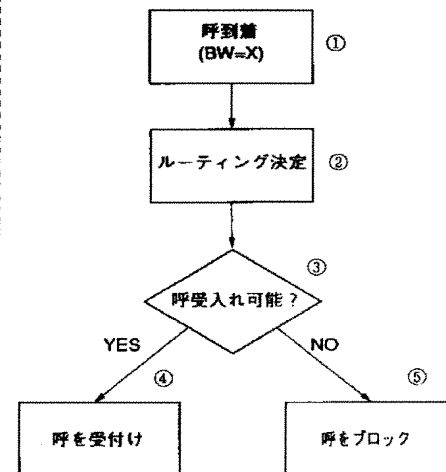
【図 6】



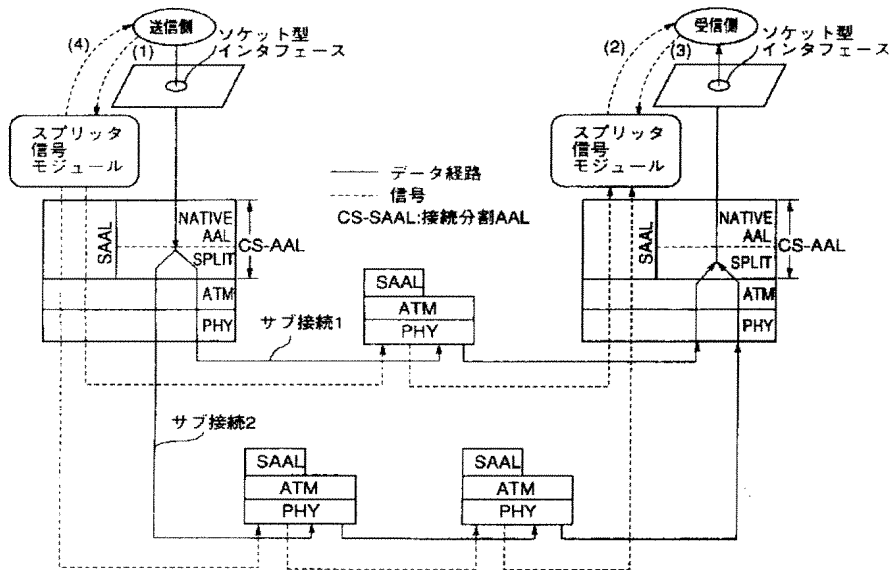
【図 9】



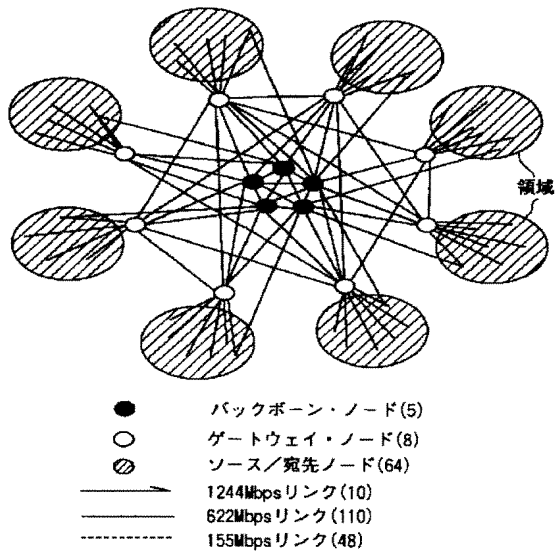
【図 13】



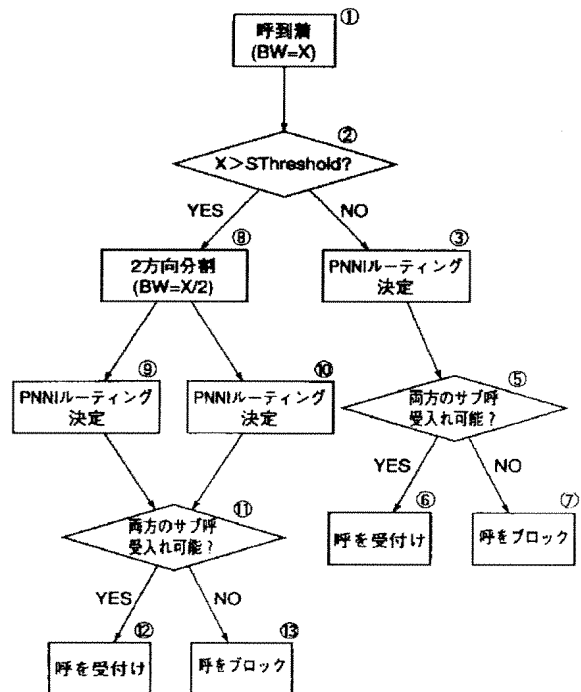
【図 10】



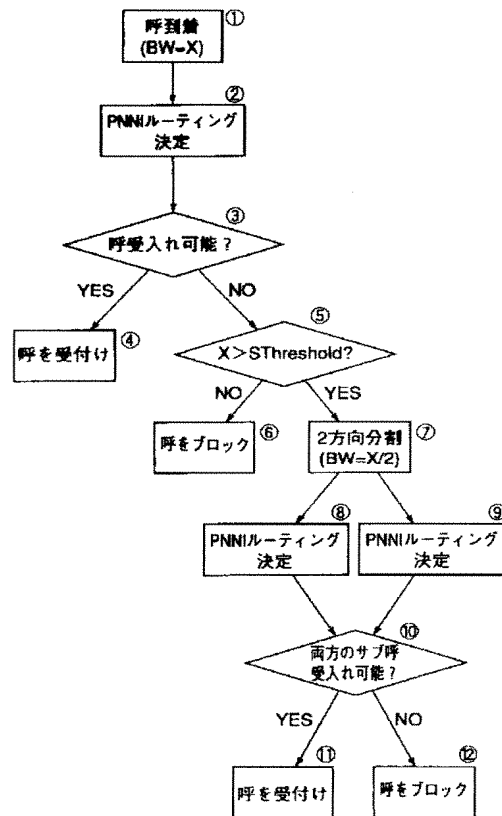
【図 11】



【図 14】



【図 15】



フロントページの続き

(72) 発明者 ラウフ イズメイロフ
 アメリカ合衆国、ニュージャージー
 08540, プリンストン, 4 インディペン
 デンス ウェイ, エヌ・イー・シー・ユ
 ー・エス・エー・インク内

(72) 発明者 バスカー セングプタ
 アメリカ合衆国、ニュージャージー
 08540, プリンストン, 4 インディペン
 デンス ウェイ, エヌ・イー・シー・ユ
 ー・エス・エー・インク内